

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 11-163826

(43)Date of publication of application : 18.06.1999

(51)Int.Cl.

H04J 11/00
H04B 1/04

(21)Application number : 10-248262

(71)Applicant : HEWLETT PACKARD CO <HP>

(22)Date of filing : 02.09.1998

(72)Inventor : PATERSON KENNETH GRAHAM

(30)Priority

Priority number : 97 9719210
97 97309943

Priority date : 10.09.1997
10.12.1997

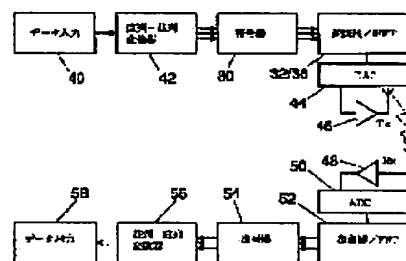
Priority country : GB
EP

(54) METHOD FOR ENCODING DATA

(57)Abstract:

PROBLEM TO BE SOLVED: To identify the coset of a code word that brings a PMEPR which is a prescribed threshold at most without needing large scale calculation about the each coset by encoding a data word as the code word which has a realizable different even number value to transfer the data by using a multi-carrier frequency division multiplexing system.

SOLUTION: Data to be transmitted are received by a block 40 and are converted by a serial-parallel converter 42. Parallel data are encoded by an encoder 30 and the encoded data control the generation of a multi-carrier signal in a modulator 32 an IFFT 38. The multi-carrier signal is converted into an analog format by a D/A converter 44 and is amplified and transmitted by a transmitter 46. The receiving signal is received and amplified by a receiver 48 and is converted into a digital format by an A/D converter 50. The digital signal is supplied to a demodulator 52 and the demodulator 52 performs the opposite of the encoding that is performed by the encoder 30.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2000 Japan Patent Office

BEST AVAILABLE COPY

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平11-163826

(43) 公開日 平成11年(1999) 6月18日

(51) Int.Cl.⁶

識別記号

F I

H 0 4 J 11/00

H 0 4 J 11/00

Z

H 0 4 B 1/04

H 0 4 B 1/04

M

審査請求 未請求 請求項の数 1 O L (全 20 頁)

(21) 出願番号 特願平10-248262

(22) 出願日 平成10年(1998) 9月2日

(31) 優先権主張番号 9 7 1 9 2 1 0 . 8

(32) 優先日 1997年9月10日

(33) 優先権主張国 イギリス (G B)

(31) 優先権主張番号 9 7 3 0 9 9 4 3 . 5

(32) 優先日 1997年12月10日

(33) 優先権主張国 ヨーロッパ特許庁 (E P)

(71) 出願人 398038580

ヒューレット・パカード・カンパニー

HEWLETT-PACKARD COMPANY

アメリカ合衆国カリフォルニア州パロアルト ハノーバー・ストリート 3000

(72) 発明者 ケネス・グラハム・ペーターソン

イギリス、ビーエス6、5 ティービー、プリストル、コサン、コサン・サイド 12

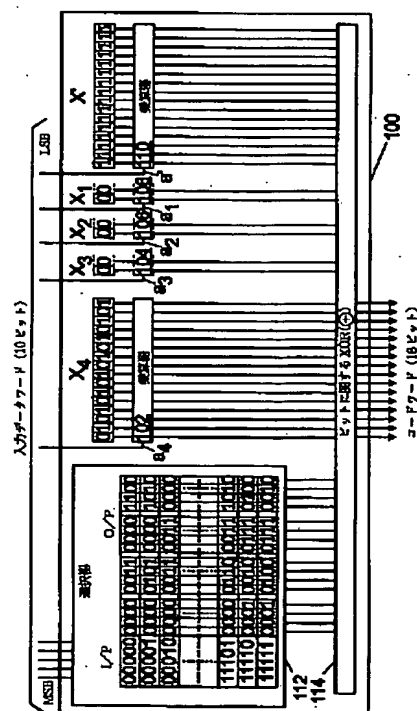
(74) 代理人 弁理士 岡田 次生

(54) 【発明の名称】 データを符号化する方法

(57) 【要約】

【課題】 マルチキャリア周波数分割多重化方式でデータを伝送するとき、ピーク対平均値包絡線電力比に関する大規模な計算を必要とすることなく、所定の値より小さいPMEPRを与えるコードワードを生成する。

【解決手段】 符号化直交周波数分割多重化(COFDM)システムで、 n ビットのデータワードが、 2^m シンボル($m \geq 3$)のコードワードとして符号化されるとき、コードワードは、COFDMチャンネルで伝送するとき所望の低いピーク対平均値包絡線電力比(PMEPR)特性を満たすように生成される。所望のPMEPRを満たすコセット標本が、特定の生成マトリックスの線形サブコードから導かれるコセットの組から選択される。選択されたコセット標本に従って、伝送されるコードワードを生成する。このようなコードワードは、所望のPMEPRを達成し、指定されるエラー制御特性を提供し、有用な転送レートでデータを伝送すること可能にする。



【特許請求の範囲】

【請求項1】符号化直交周波数分割多重化(COFDM)方式のようなマルチキャリア周波数分割多重化方式を使用してデータを伝送するため、データワードを、実現可能な異なる q 個の値(q は1より大きい偶数)をそれぞれが

$$\begin{aligned} & ((2 \cdot 0 + 1)x2^m)/2^m \quad ((2 \cdot 1 + 1)x2^m)/2^m \quad \dots ((2 \cdot z + 1)x2^m)/2^m \quad \dots ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^m)/2^m \\ & ((2 \cdot 0 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1} \quad ((2 \cdot 1 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1} \quad \dots ((2 \cdot z + 1)x2^{m-1})/2^{m-1} \quad \dots ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^{m-1})/2^{m-1} \\ & \dots \dots \dots \\ & ((2 \cdot 0 + 1)x2^1)/2^1 \quad ((2 \cdot 1 + 1)x2^1)/2^1 \quad \dots ((2 \cdot z + 1)x2^1)/2^1 \quad \dots ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^1)/2^1 \\ & ((2 \cdot 0 + 1)x2^0)/2^0 \quad ((2 \cdot 1 + 1)x2^0)/2^0 \quad \dots ((2 \cdot z + 1)x2^0)/2^0 \quad \dots ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^0)/2^0 \end{aligned}$$

の生成マトリクスをもつコードの線形サブコードの1つまたは複数のコセット組から完全なコセットの形で選択されるコードワードに従って符号化され、上記選択されるコードワードは、上記伝送のピーク対平均値包絡線電力比が、任意の固定の整数 $p(1 \leq p \leq m-2)$ について所定の閾値 2^{p+1} より大きくならないように選択され、上式で、 z は、0から 2^m-1 までの整数値であり、 y は、 m から0まで

$$\begin{aligned} & (q/2)(X_1 * X_2) \oplus (q/2)(X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus (q/2)(X_{m-p-1} * X_{m-p}) \\ & \oplus v_{1,1}(X_1 * X_{m-p+1}) \oplus v_{1,2}(X_2 * X_{m-p+1}) \oplus \dots \oplus v_{1,m-p}(X_{m-p} * X_{m-p+1}) \\ & \oplus v_{2,1}(X_1 * X_{m-p+2}) \oplus v_{2,2}(X_2 * X_{m-p+2}) \oplus \dots \oplus v_{2,m-p}(X_{m-p} * X_{m-p+2}) \\ & \dots \dots \dots \\ & \oplus v_{p,1}(X_1 * X_m) \oplus v_{p,2}(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus v_{p,m-p}(X_{m-p} * X_m) \\ & \oplus w_{1,2}(X_{m-p+1} * X_{m-p+2}) \\ & \oplus w_{1,3}(X_{m-p+1} * X_{m-p+3}) \oplus w_{2,3}(X_{m-p+2} * X_{m-p+3}) \\ & \oplus w_{1,4}(X_{m-p+1} * X_{m-p+4}) \oplus w_{2,4}(X_{m-p+2} * X_{m-p+4}) \oplus w_{3,4}(X_{m-p+3} * X_{m-p+4}) \\ & \dots \dots \dots \\ & \oplus w_{1,p}(X_{m-p+1} * X_m) \oplus w_{2,p}(X_{m-p+2} * X_m) \oplus \dots \oplus w_{p-1,p}(X_{m-1} * X_m) \end{aligned}$$

形、または上式から項 X_1 ないし X_m の添え字の置換によって得られる形であり、上式で、 X_1 ないし X_m は、上記生成マトリクスの中の最初の m 行の行ラベルであり、項 $v_{p,m-p}(X_{m-p} * X_m)$ は、 X_{m-p} および X_m のような行をシンボルに関して乗算し、その結果と $v_{p,m-p}$ のようなそれぞれの係数をシンボルに関してモジュロ q 乗算することによって得られる1ワードを示し、+を \odot で囲んだ記号は、上記ワードのシンボルに関するモジュロ q 加算を示し、係数 $v_{i,j}(1 \leq i \leq p$ および $1 \leq j \leq m-p)$ および係数 $w_{i,j}(1 \leq i < j \leq p)$ は、0から $q-1$ までの範囲から選択される整数値である、データを符号化する方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】この発明は、データを符号化

もつ 2^m シンボル($m \geq 3$)のコードワードとして符号化する方法であって、上記データワードは、該データワードの値および、

【数1】

の整数値であり、 x は、 $(m+1)$ ビットの2進数として表される要素のビットに関する乗算を示し、除算の結果は、1ディジットとして表され、上記コセット組の中のコセットのすべてのコセット標本は、

【数2】

する方法および装置、並びにそのような方法および装置を取り入れた通信システムに関連する。この発明は特に、符号化直交周波数分割多重化方式(COFDM)のようなマルチキャリア(複数搬送波)周波数分割多重化方式を使用してデータを伝送する方法、装置およびシステムに関連する。

【0002】

【従来の技術】高性能のコンピュータに基づく装置および機器の一層の普及により、有線および無線技法の両方に基づく高速かつ高容量の通信の必要性がますます高まっている。この必要性の増加に対処する1つの方法は、一層高いシンボル・レートで動作する通信システムを設計することである。しかしシンボル・レートの増加は、典型的に、シンボル間隔の対応する低減を伴い、これ

は、一層大きいシンボル間干渉(ISI)および受信されるシンボル内の重大なエラーを引き起こすことがある。有線リンクの場合、シンボル間干渉は、例えば通信リンクの異なった部分間で不完全につながれたインタフェースにおける信号反射から生じることがある。無線リンクの場合、シンボル間干渉の大きな原因は、信号が伝わる空間内の(建物のような)物体からの信号反射を含む多重経路(マルチパス)伝搬である。リンクを使用する移動ユニットの移動は、移動ユニットに到達する複数の伝搬経路の連続的かつ複雑な変化を引き起こすので、特に移動無線通信は、この原因によるシンボル間干渉の影響を受けやすい。

【0003】通信システム容量を増加させ、シンボル間干渉を抑えるために積極的に研究開発されている技法は、COFDM操作のようなマルチキャリア(または多重トーン)周波数分割多重化操作である。COFDMシステムでは、同時に複数のシンボルが伝送され、それぞれのシンボルは、近接した間隔のそれぞれの周波数をもつマルチキャリア信号の個々の変調を(例えば位相シフトキーイングによって)制御する。それぞれのキャリアによってシンボルが伝送されるレートと適切な関係をもつようにキャリア周波数間隔を選ぶことによって、個々のキャリアを、(キャリアが互いに直交すると仮定されるところで)それに近接するキャリアからの干渉なく復調することができるように保証することができる。データ・シンボル(1つのデータワード)の1群を符号化するために、1シンボル期間(1つのコードワード)に個々のキャリアによって同時に伝送されるシンボルの1組が選択される。そのシンボルの組は、冗長性を含む(すなわちコードワードはデータワードより多くのシンボルをもつ)。この冗長性は、受信の際、受信されるシンボル内のエラーの検出のため、および必要であればそれらのエラーの訂正のために使用される。

【0004】複数シンボルの並列の伝送は、直列システムを使用して連続的に個々のシンボルを伝送する場合に必要とされるより低いシンボル・レートで所望のデータ・レートを達成することができるので、COFDMシステムは、シンボル間干渉の影響をある程度抑制する。低いシンボル・レートは、それぞれのシンボルの長い持続時間およびシンボル遷移間の長い期間を意味し、従ってシンボル間干渉の影響を低減させる。冗長性の包含によって与えられるエラー検出および訂正能力は、信号のフェージングおよび他の原因のために受信されたシンボル内に生じるエラーを検出し、訂正することを可能にし、データ腐敗に対する抵抗力を高める。

【0005】しかし、実際の伝送信号が得られる複素数値信号の典型的なピーク対平均値包絡線電力比(PMEPR)から生じる制限のため、現在のCOFDMシステムは、特定の伝送信号の電力について最大限の潜在的利益を得ることの困難さに直面している。この伝送される信号は

実質的に、近接した間隔の周波数にある、それぞれのシンボル遷移で変化する個々の位相をもついくつかの信号の合計であるので、信号全体は、低レベルであるが変化する振幅のかなり長い間隔によって区分される過渡的な目立ったピークを示す傾向がある。伝送装置は、クリッピングまたは他の歪みのないピークを再生するように調整されなければならないので、ピーク間の間隔の相当長い時間の間、装置は、その最大能力よりも相当低い信号レベルで動作する。その結果、装置の地理的(geographical)レンジは、その公称電力定格について期待されるより非常に低い。あるいは、所望のレンジを含み、非効率的に操作される一層高性能の装置を用意しなければならない。

【0006】この問題は、基本的に、起こりうるデータワードを符号化するコードワードの慎重な選択によって軽減することができることが知られている(例えばA.E.Jones、T.A.WilkinsonおよびS.K.Bartonによる「Block coding scheme for reduction of peak to mean envelope power ratio of multicarrier transmission schemes」(Electronics Letters, 1994年12月8日, vol. 30, no. 25, pp. 2098-2099)に示されている)。しかし、コードワードを選択してPMEPRを低減させるとき、コードが良好なエラー訂正特性をもつように保証することも重要である。また高スループット通信システムの実現は、長いコードワードおよび迅速な符号化および復号化プロセスの使用を含むことが望まれる。一般に複数の長いコードワード(例えば約16シンボル以上)の場合のように、チェックされようとする有効なコードワードの数が多い場合、単純なルック・アップ・テーブルの使用は、容易に実現されるが、特に復号する間のコンパクトな(および低電力、安価な)回路を使用した迅速な処理には向かない。従って符号化および復号化操作は、例えばデータワードまたはコードワードシンボルについて組合わせ論理を実施して一方から他方に変換し、または少なくとも使用される任意のルックアップ・テーブルのサイズを強制する解析的プロセスに関して規定することができることが好ましい。

【0007】別の困難さは、一般的なシステム内で使用するコードを規定するために選択が行われる、起こりうるコードワードの純粋な(sheer)量によって提示される。コードワード内のシンボル数が増加するに従って、可能なコードワードの数は、たとえ2進シンボルの場合であっても急速に増加する。可能な3個(3進)または4個(4進)の値をもつシンボルについて、利用可能なコードの数は、非常に短いコードワードについても非常に大きくなり、それゆえ実現可能な全てのコードワードの単純な包括的なサーチは、単にPMEPRを最小限にするための現実的な時間内に実現できない。特にPMEPR、エラー検出または訂正に関連する好ましい基準、並びに符号化および復号化の容易さを同時に満たし、所望のサイズを

もつコードワード組が、実際に存在するかどうか分からないとき、エラー訂正および実現要求を満たそうとする試みは、そのようなサーチの困難さを増大するだけである。多数の異なるデータワード(すなわち比較的多くのシンボルを含むデータワード)を符号化し、許容できる高さのデータ転送レートを達成することができるように、選ばれるコード内に利用可能な多数のコードワードをもつことが望まれるとき、この難しさはさらに悪化する。

【0008】ある種のコードは、いくつかの望ましい特性をもつことができることが知られている。B.M.Popovicによる「Synthesis of Power Efficient Multitone Signals with Flat Amplitude Spectrum」(IEEE Transactions on Communications, vol.39, no.7, 1991年7月, pp.1031-1033)は、任意の2進または多相の相補シーケンスを使用して、実数値信号の波高要素が(複素数値信号の3dBより低いまたはそれに等しいPMEPRに対応する)6dBVより低いまたはそれに等しいような多重トーン信号を構築することができることを示している。これらのシーケンスの例は、2進Golay相補シーケンス対(M.J.E.Golayによる「Complementary series」(IRE Transactions on Information Theory, vol.IT-7, 1961年4月, pp.82-87)の場合のように記述されている。しかしPopovicの文献は、多重経路のフェージングの測定および多重トーンの妨害(jamming)のような状況に注意が向けられており、その中で、要求される信号を生成するとき、1つのコードワードを連続的に使用することができる。従ってPopovicは、どのように複数のそのようなシーケンスを識別し、情報を運ぶ実際のコードの中のPMEPRについて6dBVの制限を達成することができるか指示していない。また、実際の具体化に適したコードに関する上述の要求について何も述べられていない。実際にPopovicは、「最小のピーク-ピーク振幅をもつ多重トーン信号の構築は、今もなお解析的な解決方法がない従来からの問題である。」と述べている。

$$\begin{array}{ccccccc}
 ((2 \cdot 0 + 1)x2^m)/2^m & ((2 \cdot 1 + 1)x2^m)/2^m & \dots & ((2 \cdot z + 1)x2^m)/2^m & \dots & ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^m)/2^m \\
 ((2 \cdot 0 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1} & ((2 \cdot 1 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1} & \dots & ((2 \cdot z + 1)x2^{m-1})/2^{m-1} & \dots & ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^{m-1})/2^{m-1} \\
 & & \dots & & & \\
 ((2 \cdot 0 + 1)x2^z)/2^z & ((2 \cdot 1 + 1)x2^z)/2^z & \dots & ((2 \cdot z + 1)x2^z)/2^z & \dots & ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^z)/2^z \\
 & & \dots & & & \\
 ((2 \cdot 0 + 1)x2^1)/2^1 & ((2 \cdot 1 + 1)x2^1)/2^1 & \dots & ((2 \cdot z + 1)x2^1)/2^1 & \dots & ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^1)/2^1 \\
 ((2 \cdot 0 + 1)x2^0)/2^0 & ((2 \cdot 1 + 1)x2^0)/2^0 & \dots & ((2 \cdot z + 1)x2^0)/2^0 & \dots & ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^0)/2^0
 \end{array}$$

【0015】の生成マトリクスをもつコードの線形サブコードの1つまたは複数のコセット組から完全なコセットの形で選択されるコードワードに従って符号化され、上記選択されるコードワードは、上記伝送のピーク対平均値包絡線電力比が、任意の固定の整数 p ($1 \leq p \leq m-2$)について所定の閾値 2^{p+1} より大きくならないように選択され、上式で、 z は、0から 2^m-1 までの整数値であり、 y

【0009】Golay相補シーケンス対およびそれらを使用して規定されるコードは、いわゆるGolayコードとは異なるものであり、混同してはならないことに注意すべきである。Golay相補シーケンス対およびGolayコードは、同じ研究者によってそれぞれ別個に規定されており、従って両方とも彼の名前が引用されている。

【0010】符号化および復号化するための方法および装置は、国際特許出願第PCT/GB 97/02 464号明細書に記述されており、その中で、可能なコードワードの潜在的に非常に大きなサーチ空間にもかかわらず、異なるコードワードの相当数が、実際に識別可能であり、それらは、PMEPRについて予測可能な低い制限を与え、特定されるエラー検出および訂正特性を有し、高速な回路内で実現することができる。その中で記述される、関連するPMEPRに従ってコードワードのコセット(剰余類、coset)を順番に並べるための技法のいくつかは、計算の相当な量を含むことがある。

【0011】

【発明が解決しようとする課題】この発明の目的は、それぞれのコセットについてピーク包絡線電力の大規模な計算を必要とせず、多くとも所定の閾値であるPMEPRをもたらしコードワードの多数のコセットの識別を可能にすることである。

【0012】

【課題を解決するための手段】この発明の上記目的は次の方法によって解決される。

【0013】符号化直交周波数分割多重化(COFDM)方式のようなマルチキャリア周波数分割多重化方式を使用してデータを伝送するため、データワードを、実現可能な異なる q 個の値(q は1より大きい偶数)をそれぞれがもつ 2^m シンボル($m \geq 3$)のコードワードとして符号化する方法であって、上記データワードは、該データワードの値および、

【0014】

【数3】

は、 m から0までの整数値であり、 x は、 $(m+1)$ ビットの2進数として表される要素のビットに関する乗算を示し、除算の結果は、1ディジットとして表され、上記コセット組の中のコセットのすべてのコセット標本は、

【0016】

【数4】

$$\begin{aligned}
& (q/2)(X_1 * X_2) \oplus (q/2)(X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus (q/2)(X_{m-p-1} * X_{m-p}) \\
& \oplus v_{1,1}(X_1 * X_{m-p+1}) \oplus v_{1,2}(X_2 * X_{m-p+1}) \oplus \dots \oplus v_{1,m-p}(X_{m-p} * X_{m-p+1}) \\
& \oplus v_{2,1}(X_1 * X_{m-p+2}) \oplus v_{2,2}(X_2 * X_{m-p+2}) \oplus \dots \oplus v_{2,m-p}(X_{m-p} * X_{m-p+2}) \\
& \dots \\
& \oplus v_{p,1}(X_1 * X_m) \oplus v_{p,2}(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus v_{p,m-p}(X_{m-p} * X_m) \\
& \oplus w_{1,2}(X_{m-p+1} * X_{m-p+2}) \\
& \oplus w_{1,3}(X_{m-p+1} * X_{m-p+3}) \oplus w_{2,3}(X_{m-p+2} * X_{m-p+3}) \\
& \oplus w_{1,4}(X_{m-p+1} * X_{m-p+4}) \oplus w_{2,4}(X_{m-p+2} * X_{m-p+4}) \oplus w_{3,4}(X_{m-p+3} * X_{m-p+4}) \\
& \dots \\
& \oplus w_{1,p}(X_{m-p+1} * X_m) \oplus w_{2,p}(X_{m-p+2} * X_m) \oplus \dots \oplus w_{p-1,p}(X_{m-1} * X_m)
\end{aligned}$$

【0017】の形、または上式から項 X_1 ないし X_m の添え字の置換によって得られる形であり、上式で、 X_1 ないし X_m は、上記生成マトリクスの中の最初の m 行の行ラベルであり、項 $v_{p,m-p}(X_{m-p} * X_m)$ は、 X_{m-p} および X_m のような行をシンボルに関して乗算し、その結果と $v_{p,m-p}$ のようなそれぞれの係数をシンボルに関してモジュロ q 乗算することによって得られる1ワードを示し、 $+$ を \oplus で囲んだ記号は、上記ワードのシンボルに関するモジュロ q 加算を示し、係数 $v_{i,j}(1 \leq i \leq p$ および $1 \leq j \leq m-p)$ および係数 $w_{i,j}(1 \leq i < j \leq p)$ は、0から $q-1$ までの範囲から選択される整数値である、データを符号化する方法。

【0018】

【発明の実施の形態】この発明に従って、符号化直交周波数分割多重化方式(COFDM)を使用してデータを伝送する通信システムの中でデータを符号化する方法および装置を、添付の図面を参照して説明する。

【0019】図1ないし図3は、都市環境における移動通信の背景にある多重経路伝搬の問題を概略で示している。基地局10は、例えばマイクロ波波長の無線によって、移動電話機12のような移動通信装置と通信する。基地局10と電話機12の間に見通し信号経路14があり、建物および他の構造物の形の(マイクロ波信号に関する)複数の反射体の存在のため、さらに複数の反射信号経路16もある。これらの経路は典型的に長さが異なるので、それらの宛先への到達時に異なる伝播遅延を含む。例えば移動電話機12で受信される信号全体は、異なる経路を通過して電話機に到達する多様な信号の合計である。

【0020】伝送される信号は、(例えば位相シフトキーイングによって)搬送波(carrier wave)を変調するシンボルの連続を含むと考えることができる。図2に示されるように、異なる伝播遅延をもつ複数の経路を通る信号の結果として、1つのシンボルについて受信される合成信号18は、そのシンボルについて伝送される信号20の正確な複製でなくなる。具体的に言えば、受信される合

成信号は、一般に伝送された信号より持続時間が長く、伝送された信号の正確な複製が終了する点の後に、重要な振幅をもつ裾部分をもつ。この裾部分が、シンボル期間の重要な部分に及ぶ場合、図3に示されるように、時刻 T で終了するはずのパルスについて、裾部分は、上に重なり、後に続くシンボルの受信を妨害する。その結果、後に続くシンボルは、不正確に受信されることがあり、すなわちそのシンボルについて受信器内で検出される値は、他のノイズ原因がなくても、伝送された値を正確に表すことができない。この種の信号劣化は、シンボル間干渉(ISI)として知られている。

【0021】シンボル間干渉の影響は、図4aに示されるように伝送されるシンボルの持続時間を引き延ばすことによって軽減することができ、受信されるそれぞれのシンボルは、複数の経路の伝搬遅延から生じる裾部分を越える。後に続くシンボル・レート of 低減の影響を抑えるため、それぞれがマルチキャリアの1つ1つを変調する複数のシンボルを同時に伝送することが提案されている。従って図4aないし図4hに示されるように、8つのキャリアが使用される場合、それぞれのキャリア上のシンボル期間は、(図3に示されるような)1つのキャリアの場合に必要とされる期間の8倍であるが、同じ全体のシンボル・レートを維持する。複数のキャリア間の周波数間隔が、シンボル期間の逆数の整数倍である場合、他のキャリアからの干渉なく、キャリアのそれぞれを変調する個々のシンボル・ストリームを回復することが可能である。この技法は、直交周波数分割多重化方式(OFDM)として知られている。

【0022】複数のキャリアの使用に加えて、ブロック符号化の使用により追加のエラー検出および訂正能力を提供することも提案されている。図5に示されるように、データ・シンボル(この例では2進シンボル)の直列ストリームは、概念的に、各々が5つのシンボルを含む連続する群またはワードに分割される。5つのシンボル

の1群は、対応する8ビットのコードワードを出力する5ビット-8ビット(5B/8B)符号器30に入力される。このコードワードは、間隔が Δf 離れた8つの連続する周波数でキャリア信号を生成する8つの発振器34のバンクを制御する8位相シフトコントローラ32のバンクに加えられる。コードワードの個々のビットは、それぞれの位相シフトコントローラに、正または負のいずれかの位相シフト $\Delta\phi$ を生成させ、個々の発振器によって生成されるキャリア信号を、そのビットの現在値に依存して変調する。

【0023】複数の発振器34の変調された出力は、加算機36で結合され、伝送される信号を生成する。実際に、発振器34および加算機36の機能は、破線の枠38で示されるように、逆高速フーリエ変換(IFFT)を実現する1つのデジタル信号プロセッサに統合されることが好都合である。図6に概略で示されるように、伝送されようとするデータは、ブロック40で受信され、直列-並列変換器42で並列形式に変換される。並列データは、上述したように符号器30で符号化され、符号化されたデータは、変調器32/IFFT38でマルチキャリア信号の生成を制御する。このマルチキャリア信号は、D/A変換器44でアナログ形式に変換され、送信器46によって増幅され、伝送される。

【0024】受信は、本質的にこのプロセスの逆である。すなわち信号は、受信器48によって受信され、増幅され、A-D変換器50によってデジタル形式に変換される。デジタル信号は、高速フーリエ変換(FFT)を実現するデジタル信号プロセッサを含む復調器52に供給され、復調器52は、合成マルチキャリア信号の中の成分信号を分離し、復調する。復調されたデータは復号器54に渡され、復号器54は、符号器30によって行われた符号化の逆を行い、典型的にはエラー検出および訂正機能も実施する。その後、並列-直列変換器56が、ブロック58で出力される直列形式にデータを変換する。

【0025】符号器30によって実現されるコードの選択は、送信器46の効率的な操作に重要な意味をもつ。マルチキャリア信号は、等しい振幅および等間隔の周波数をもついくつかの正弦波の合計を含む。その結果、合成信号の最大絶対値は、成分正弦波の相対的な位相に非常に影響されやすい。これらの相対的な位相は、次のシンボル期間に伝送されようとするコードワードの値に従って、位相シフトコントローラ32によってそれぞれのシンボル期間の終わりに変更される。相対的な位相の特定の組および現在のコードワードの値に依存して、伝送される信号の振幅は、図7に示されるように、低レベルであるが変化する値の間隔と共に、時々はっきりと目立ったピークをもつ。従って、伝送される信号のピーク対平均値包絡線電力比は比較的高い。

【0026】そのような信号が歪みなしで伝送されようとする場合、送信器46は、線形増幅器を使用して、比較

的非効率な方法でそれを実行しなければならず、そのダイナミックレンジの大部分は、伝送された信号の振幅がまれにそのピーク値に達するときを除いて使用されない。

【0027】伝送するデータを符号化するために実際に使用されるコードワードの組の適当な選択によって、この問題を軽減することが提示されている。PMEPRの極端な値を生成するコードワードの使用を避けるためのブロック符号化の使用は、T.A.WilkinsonおよびA.E.Jonesの「Minimisation of the peak to mean envelope power ratio of multicarrier transmission schemes by block coding」(1995 IEEE45th Vehicular Technology Conference, 1995年7月, pp.825-829)で示唆されている。この提示は、PMEPRの低減が可能であることを示すが、符号化および復号化の効率的な実現を可能にし、復調される信号内のエラーを検出し、訂正する望ましい能力を提供するコードワードの1組を選択することの困難さも示している。この問題に対処する方法が記述されているが、実際の解決方法は提示されていない。この方法に対する修正が、同じ著者の「Combined coding for error control and increased robustness to system nonlinearities in OFDM」(1996 IEEE 46th Vehicular Technology Conference, 1996年4月, pp.904-908)に開示されている。この修正の中で、線形ブロック・コードは、エラー訂正および検出の望ましい特性を与えるように選ばれ、具体的には、コード内の線形性および冗長性を利用して、PMEPRを低減させるが同等のエラー検出および訂正特性をもつ新しい値に、コード値を体系的に変形させることを提示している。4B/7B、4B/8Bおよび11B/15Bコードについていくつかの例が示されており、その中で、必要とされる変形は、可能な全てのコードワード値を、それぞれのコードワードに従って変調されるマルチキャリア信号のPMEPRの順に並べることを含むプロシージャによって識別される。このような包括的なサーチ方法は、(例えば15ビットのオーダーの)比較的短いコードワードについては実現可能であるが、調べられようとするコードワードの数は、コードワード長と共に急速に増大する。従って32ビットのコードワードの場合、40億を超えるコードワードが並べられなければならない可能性があり、これは、どうみても極端な時間がかかり、実際上非常に高価になりうる。この要求によって現れる障害は、調べられる組の中にコードワードの適当な部分組が実際に存在する保証がないことにより増大することがある。

【0028】Popovicは、上で参照した文献の中で、1つの2進または多相の相補シーケンスの使用を提示している。しかし上述した1996年発表の文献は、そのようなシーケンスが、それらのエラー訂正/検出能力に関連して簡単には適用できないことを示している。

【0029】上で参照した特許出願明細書は、多くの異

なるコードワードを含む組を識別する方法を記述しており、それらのコードワードは全て、エラー訂正および検出特性に関連する所望の基準、それらコードワードに従って変調されるマルチキャリア信号の最大PMEPR、並びに実際の(例えば組合わせ論理の使用を含む)符号器および復号器の実現の容易さおよび効率を満たす。

【0030】上で参照した特許出願明細書に記述されるように、コードワードの1組は、「生成マトリクス」から導かれる「基本」コードを、複数の「コセット標本(c osetrepresentatives)」と結合することによって構築される。例えば16ビット(2進)のコードワードの場合、生成マトリクスは次のように与えられる。

【0031】

【数5】

(0000 0000 1111 1111)	(X ₁)
(0000 1111 0000 1111)	(X ₂)
(0011 0011 0011 0011)	(X ₃)
(0101 0101 0101 0101)	(X ₄)
(1111 1111 1111 1111)	(X')

【0032】16ビットの基本コードは、この生成マトリクスの行の32の線形結合の全てを含み、以下の形で表される。

【0033】

【数6】

$$a_1X_1 \oplus a_2X_2 \oplus a_3X_3 \oplus a_4X_4 \oplus a'X'$$

【0034】上式で、行係数 a_1, a_2, a_3, a_4 および a' のそれぞれは、0または1の値をとる。この基本コードは、線形である。すなわち、そのコードワードの任意の2つについて、ビットに関する(bitwise)排他的論理和演算(モジュロ2の加算)の結果は、コード内の別のコードワードである。

【0035】対応するジェネレータ・アレイは、16ビットの生成マトリクスを、行 X_1, X_2, X_3 および X_4 の可能な全ての対のビットに関する乗算によって得られる以下の追加の行(この場合6つ)と結合することによって生成される。

【0036】

【数7】

(0000 0000 0000 1111)	(X ₁ *X ₂)		
$((2 \cdot 0 + 1)x2^m)/2^m$	$((2 \cdot 1 + 1)x2^m)/2^m$..	$((2 \cdot z + 1)x2^m)/2^m$.. $((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^m)/2^m$
$((2 \cdot 0 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1}$	$((2 \cdot 1 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1}$..	$((2 \cdot z + 1)x2^{m-1})/2^{m-1}$.. $((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^{m-1})/2^{m-1}$
.....			
$((2 \cdot 0 + 1)x2^2)/2^2$	$((2 \cdot 1 + 1)x2^2)/2^2$..	$((2 \cdot z + 1)x2^2)/2^2$.. $((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^2)/2^2$
.....			
$((2 \cdot 0 + 1)x2^1)/2^1$	$((2 \cdot 1 + 1)x2^1)/2^1$..	$((2 \cdot z + 1)x2^1)/2^1$.. $((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^1)/2^1$
$((2 \cdot 0 + 1)x2^0)/2^0$	$((2 \cdot 1 + 1)x2^0)/2^0$..	$((2 \cdot z + 1)x2^0)/2^0$.. $((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^0)/2^0$

【0041】上式で、 z は、0から $2^m - 1$ までの整数値であり、 y は、 m から0までの整数値であり、 x は、共に $(m+1)$

(0000 0000 0011 0011)	(X ₁ *X ₃)
(0000 0000 0101 0101)	(X ₁ *X ₄)
(0000 0011 0000 0011)	(X ₂ *X ₃)
(0000 0101 0000 0101)	(X ₂ *X ₄)
(0001 0001 0001 0001)	(X ₃ *X ₄)

【0037】これら追加の行から特定の方法で構築される12の特定のコセット標本(例えば0001 0010 0001 1101)はそれぞれ、ビットに関する排他的論理和演算によって、16ビットの基本コード内の全てのコードワードと結合され、基本コードのコセットの1組を構成する、最終的な所望のコードワードの組を生成する。

【0038】それらのコードワードは、行 X_1, X_2, X_3, X_4 および X' を含む生成マトリクスをもつ線形サブコード(コード全体でもよい)のコセットの1組を構成する。この種の基本コードの使用は、所望のエラー検出および訂正特性を提供する。線形サブコードの選択は、例えば組合わせ論理を使用して、それぞれのコセットの中の符号化および復号化を簡潔に実現することができることを保証する。一般にコセットは、基本コードから実現可能なコードワードの空間全体のそれぞれの部分への体系的な移行または変換であると考えることができる。線形サブコードのコセットの使用は、PMEPRの特に高い値をもたらす望ましくない(全てゼロおよび全て1のような)コードワードの回避を可能にするが、ある程度基本コードのエラー制御特性も維持することができる。基本コードのそれぞれのコセットは、ほぼ同じような関連するPMEPRをもつコードワードを含む傾向があるので、そのようなコセットの1組からのコードワードの選択は、PMEPRの良好な制御を与える。コセット標本が、以前に参照した特許出願明細書に記述される形をとる特定のケースで、PMEPRは、3dBを越えないことが分かる。最小ハミング(Hamming)距離(すなわち、 2^m の2進シンボルを含む有効なコードワードを、他の有効なコードワードに変形するために、例えば干渉によって値が変更されるシンボルの最小数)は、 2^{m-2} である。

【0039】より一般的に言えば、特定のコードワード長 2^m に関する生成マトリクスは、以下のように与えられる。

【0040】

【数8】

ビットの2進数として表される2つの要素 $((2 \cdot z + 1)$ および 2^y)のビットに関する乗算(ビットに関する論理積)を

示し、除算の結果は、1 デジットで表される。このマトリクス第1のライン($y=m$)は、行 X_1 を与え、第2のライン($y=m-1$)は、行 X_2 を与え、最後から2番目のライン($y=1$)は、行 X_m を与え、最後のライン($y=0$)は、行 X' を与える。

【0042】従って、例えば64ビット($m=6$)のコードワード長の場合、第2の行 X_2 ($y=m-1=5$)上の第1のシンボル($z=0$)は、 $((2 \cdot 0 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1}$ 、すなわち $(1x32)/32$ である。ビットに関する乗算に含まれる要素を $(m+1)$ ビットの2進数として表現すると、 $(0000001x0100000)/32$ になり、これは、 $(0000000)/32$ すなわち(1 デジットとして表すと)0をもたらす。

【0043】第2の行の第2のシンボル($z=1$)は、 $((2 \cdot 1 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1}$ 、すなわち $(3x32)/32$ であり、 $(0000011x0100000)/32$ すなわち再び0を与える。この行の16番目のシンボル($z=15$)は、 $((2 \cdot 15 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1}$ 、つまり $(31x32)/32$ であり、 $(0011111x0100000)/32$ すなわち0をもたらす。

【0044】17番目のシンボル($z=16$)は、 $((2 \cdot 16 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1}$ 、すなわち $(33x32)/32$ である。これは、 $(0100001x0100000)/32$ 、すなわち $(0100000)/32$ または1をもたらす。同じ結果が、18番目から32番目のシンボルについて得られる。

【0045】33番目のシンボル($z=32$)のについて、マトリクスは、 $((2 \cdot 32 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1}$ 、つまり $(65x32)/32$ を与え、これは、 $(1000001x0100000)/32$ すなわち0を与え

$$a_1X_1 \oplus a_2X_2 \oplus a_3X_3 \oplus \dots \oplus a_mX_m \oplus a'X'$$

【0050】上式で、行係数 $a_1, a_2, a_3, \dots, a_m$ および a' のそれぞれは、0または1の値をとる。対応するジェネレータ・アレイは、 2^m ビット・生成マトリクスを、行 $X_1, X_2, X_3, \dots, X_m$ の可能な全ての対のビットに関する乗算によって得られる追加の行と結合することによって生成される。これら追加の行から特定の方法で導かれる特定のコセット標本はそれぞれ、ビットに関する排他的論理和演算によって 2^m ビットの基本コード内の全てのコードワードと結合されて、基本コードのコセットの1組を構成する、必要とされるコードワードを生成する。

【0051】この技法は、シンボル値の一層高い任意の位数 q の場合の符号化にも適用することができる。 q は、例えば4進(quarternary)($q=4$)、6進(hexary)($q=6$)、8進(octary)($q=8$)および一層高い位数のような2の整数倍である。そのような場合も、上述と同じ生成マトリクスが使用され、例えば8個のシンボル($m=3$ の場合 $2^m=8$)を含むコードワードの場合は次のように与えられる。

【0052】

【数10】

(0000 1111)	(X_1)
(0011 0011)	(X_2)
(0101 0101)	(X_3)

る。0の結果が、同様に次の15シンボルについて得られる。

【0046】49番目のシンボル($z=48$)は、式 $((2 \cdot 48 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1}$ 、すなわち $(97x32)/32$ によって与えられ、 $(1100001x0100000)/32$ すなわち1を与え、最後の15シンボルについても同様の結果である。従って第2の行全体は、(0000 0000 0000 0000 1111 1111 1111 1111 0000 0000 0000 0000 1111 1111 1111 1111)である。

【0047】第3の行 X_3 ($y=m-2=4$)の場合、第1のシンボルは、 $((2 \cdot 0 + 1)x2^{m-2})/2^{m-2}$ 、すなわち $(1x16)/16$ であり、 $(0000001x0010000)/16$ すなわち0を与える。同じ結果が、次の7つのシンボルについて生成される。9番目のシンボルに場合、式は、 $((2 \cdot 8 + 1)x2^{m-2})/2^{m-2}$ すなわち $(17x16)/16$ であり、これは、 $(0010001x0010000)/16$ すなわち1をもたらす。10番目から16番目のシンボルについても同様である。その後シンボルは、行の残りについて、0が8個のブロックと1が8個のブロックを交互に置くことを続ける。(0000 0000 1111 1111 0000 0000 1111 1111 0000 0000 1111 1111 0000 0000 1111 1111)。64ビットのコードワードのための生成マトリクスの他の行も、同様の方法で導かれる。

【0048】 2^m ビットの基本コードは、生成マトリクスの行の全ての線形結合を含み、以下の形で示される。

【0049】

【数9】

(1111 1111) (X')

【0053】8シンボル4進基本コード(可能な4個のシンボル値)は、この生成マトリクスの行の256の線形結合の全てを含み、以下の形で与えられる。

【0054】

【数11】

$$a_1X_1 \oplus a_2X_2 \oplus a_3X_3 \oplus a'X'$$

【0055】上式で、+を \odot で囲んだ記号は、シンボルに関する(symbol-wise)モジュール q (4進の場合はモジュール4)加算を示し、行係数 a_1, a_2, a_3 および a' はそれぞれ、0ないし $q-1$ (4進の場合、0ないし3)の全ての整数値をとる。この基本コードは線形である。すなわち、そのコードワードの任意の2つについて、シンボルに関するモジュール4加算の結果は、コード内の別のコードワードである。対応するジェネレータ・アレイは、生成マトリクスを追加の行と結合することによって生成される。これら追加の行は、行 X_1, X_2 および X_3 の可能な全ての対のシンボルに関するモジュール4乗算によって得られ、すなわち $X_1 * X_2, X_1 * X_3$ および $X_2 * X_3$ である。従って、8シンボル4進の符号化の場合、追加の行は以下のように与えられる。

【0056】

【数12】

(0000 0011)	$(X_1 * X_2)$
(0000 0101)	$(X_1 * X_3)$
(0001 0001)	$(X_2 * X_3)$

$$a_1 X_1 \oplus a_2 X_2 \oplus a_3 X_3 \oplus \dots \oplus a_m X_m \oplus a' X'$$

【0059】上式で、行係数 $a_1, a_2, a_3, \dots, a_m$ および a' は、0、1、2または3の値をとる。対応するジェネレータ・アレイは、 2^m シンボルの生成マトリクスを、行 $X_1, X_2, X_3, \dots, X_m$ の可能な全ての対のシンボルに関するモジュロ4乗算によって得られる追加の行と結合することによって生成される。これらの追加の行から特定の方法で導かれる特定のコセット標本は、シンボルに関するモジュロ4乗算によって、 2^m シンボル基本コード内の全ての

$$a_1 X_1 \oplus a_2 X_2 \oplus a_3 X_3 \oplus \dots \oplus a_m X_m \oplus a' X'$$

【0062】上式で、行係数 $a_1, a_2, a_3, \dots, a_m$ および a' はそれぞれ、0、1、 $\dots, q-1$ の値をとり、+を○で囲んだ記号は、シンボルに関するモジュロq加算を示す。この基本コードは線形であり、すなわちそのコードワードの任意の2つについて、シンボルに関するモジュロq加算の結果は、コード内の別のコードワードである。対応するジェネレータ・アレイは、 2^m シンボルの生成マトリクスを、行 $X_1, X_2, X_3, \dots, X_m$ の可能な全ての対のシンボルに関するモジュロq乗算によって得られる追加の行と結合することによって生成される。これら追加の行から特定の方法で導かれる特定のコセット標本はそれぞれ、シンボルに関するモジュロq加算によって、 2^m シンボル基本コード内の全てのコードワードと結合され、必要とされるコードワードを生成する。

【0063】4進、8進および一層高い位数のコードのエラー検出およびエラー訂正特性を述べるとき、最小ハミング距離だけでは、コードワードに影響を及ぼしうるエラーの範囲を十分に表さない。これは、1シンボル内のエラーが、 $q/2$ の隣接するシンボル値までの遷移(transition)を伴うことがあるからである(値 $q-1$ と0は隣り合う考えられる)。実際の影響は、それぞれが隣のシンボル値への1つの遷移のみを含む異なるシンボル中の2つまたはそれ以上のエラーと同じくらいまたはそれ以上に深刻である。例えば、1つの8進シンボルの値6から値1までの変化(3つ隣の値への遷移)は、1つは6から7まで、もう1つは7から0まで(両方とも隣の値への遷移)という2つの8進シンボルの変化よりも深刻でありうる。従って、追加の有用な測定は、有効なコードワードである他の有効なコードワードに変形するために必要とされるシンボル値遷移の最小数として定義される最小リー(Lee)距離である。2進の場合、ハミング距離およびリー距離は、同一である。

【0064】上で参照した特許出願明細書に記述される

【0057】同様に、 2^m シンボル4進基本コードは、生成マトリクスの行の全ての線形結合を含み、以下の形で与えられる

【0058】

【数13】

コードワードとそれぞれ結合され、必要とされるコードワードを生成する。

【0060】シンボル値の数が q である場合、基本コードは、生成マトリクスの行の線形結合の全てを含み、以下の形で与えられる。

【0061】

【数14】

ようなCOFDM信号を符号化するおよび復号化する方法および装置は、エラー検出および訂正特性、低いPMEPR、実現の利便性並びに有用なデータ転送レートの非常に有利な組み合わせを提供する。その中に記述されるように、ある状況において、これらの異なる特性の間のトレードオフを変更するように、コードワードの選択を修正することが望ましい。

【0065】例えば、PMEPRの高い最大値を許容する代わりに、データ転送レートを高めるように、コードワードの利用可能な数を増やすことが望ましい。例えば、基本コードの追加のコセットを構築し、コセット内のコードワードの使用に起因する最大ピーク包絡線電力(PEP)を導き出すことが可能である。これは、コセットが、それぞれのコセットに関する最大ピーク包絡線電力を昇順に並べられること可能にし、それによって、ある所望の閾値を越えるPMEPRを与えることなくコードワードの望ましい数を提供するように、コセットを選択することができる。しかし、上で参照した特許出願明細書に記述されたように、それぞれのコセットに関する最大ピーク包絡線電力によって並べられるコセット標本のリストを構築することにより、データ転送レートとPMEPRの間の起こりうるトレードオフを識別することは、特に大規模な計算を必要とする長いコードワードおよび/または一層高い位数のコードの場合に不利である。

【0066】(この技法は、組の中のコセットについてPMEPRによる順位付けを与えないが、)この発明は、それぞれのコセット上の最大ピーク包絡線電力を計算することなく、基本コードと結合されて、多くとも既知の値であるPMEPRに関連するコードワードを生成することができ、コセット標本の1組を識別する。便宜上、この発明は、以下で2進、4進および8進コード(それぞれ $q=2, 4$ および8)に関して記述されるが、実現可能なシンボルの数 q が偶数である任意のコードに適用することができ

る。

【0067】最初に、この技法を以下のジェネレータ・アレイをもつ長さ16($m=4$)の2進コードのケースで説明する。

【0068】

【数15】

(0000 0000 1111 1111)	(X_1)
(0000 1111 0000 1111)	(X_2)
(0011 0011 0011 0011)	(X_3)
(0101 0101 0101 0101)	(X_4)
(1111 1111 1111 1111)	(X')

$$(X_1 * X_2) \oplus (X_2 * X_3) \oplus v_1(X_1 * X_4) \oplus v_2(X_2 * X_4) \oplus v_3(X_3 * X_4)$$

【0071】上式で、 v_1 、 v_2 および v_3 は、0または1の値をもつ係数であり、+を○で囲んだ記号(以下イメージ表示によらない箇所ではワープロの制約により、◎で表記する)は、ビットに関するモジュロ2加算を示す。

$$(X_1 * X_2) \oplus (X_2 * X_3)$$

$$(X_1 * X_2) \oplus (X_2 * X_3) \oplus (X_1 * X_4)$$

$$(X_1 * X_2) \oplus (X_2 * X_3) \oplus (X_2 * X_4)$$

$$(X_1 * X_2) \oplus (X_2 * X_3) \oplus (X_1 * X_4) \oplus (X_2 * X_4)$$

$$(X_1 * X_2) \oplus (X_2 * X_3) \oplus (X_3 * X_4)$$

$$(X_1 * X_2) \oplus (X_2 * X_3) \oplus (X_1 * X_4) \oplus (X_3 * X_4)$$

$$(X_1 * X_2) \oplus (X_2 * X_3) \oplus (X_2 * X_4) \oplus (X_3 * X_4)$$

$$(X_1 * X_2) \oplus (X_2 * X_3) \oplus (X_1 * X_4) \oplus (X_2 * X_4) \oplus (X_3 * X_4)$$

【0073】この最初の組は、それぞれの式の中での行識別子 X_1, X_2, X_3 および X_4 の添え字の可能な全ての置換を利用することによって拡張される。従って、例えば $\pi(1)=2, \pi(2)=3, \pi(3)=4, \pi(4)=1$ によって規定される置換 π を、式 $(X_1 * X_2) \oplus (X_2 * X_3)$ の中での行識別子の添え字に当てはめると、式 $(X_2 * X_3) \oplus (X_3 * X_4)$ が得られる。

【0074】最終的な組は、拡張された組の中の異なる式を識別することによって生成される。この目的のため、同じ添え字の対であるが逆の順序である $(X_1 * X_2$ と $X_2 * X_1$ のような)項は、同一であると考えられ、式の中のそのような項の順序付けは、無視される。例えば、 $\pi'(1)=4, \pi'(2)=3, \pi'(3)=2, \pi'(4)=1$ によって規定される置換 π を同じ式 $(X_1 * X_2) \oplus (X_2 * X_3)$ に適用すると、式 $(X_4 * X_3) \oplus (X_3 * X_2)$ が得られるが、これは、 $(X_2 * X_3) \oplus (X_3 * X_4)$ と異なるとは考えられない。

(0000 0000 0000 1111)	($X_1 * X_2$)
(0000 0000 0011 0011)	($X_1 * X_3$)
(0000 0000 0101 0101)	($X_1 * X_4$)
(0000 0011 0000 0011)	($X_2 * X_3$)
(0000 0101 0000 0101)	($X_2 * X_4$)
(0001 0001 0001 0001)	($X_3 * X_4$)

【0069】コセット標本の組を生成する第1のステップとして、各々が以下の形である8つ(2^{m-1})の式の最初の組が構築される。

【0070】

【数16】

従って、最初の組は、以下の通りである。

【0072】

【数17】

$$(v_1=0, v_2=0, v_3=0)$$

$$(v_1=1, v_2=0, v_3=0)$$

$$(v_1=0, v_2=1, v_3=0)$$

$$(v_1=1, v_2=1, v_3=0)$$

$$(v_1=0, v_2=0, v_3=1)$$

$$(v_1=1, v_2=0, v_3=1)$$

$$(v_1=0, v_2=1, v_3=1)$$

$$(v_1=1, v_2=1, v_3=1)$$

$X_3) \oplus (X_3 * X_2)$ が得られるが、これは、 $(X_2 * X_3) \oplus (X_3 * X_4)$ と異なるとは考えられない。

【0075】必要とされるコセット標本の組を規定する全部で49の式の最終的な組は、表1に与えられており、これは、対応するコセット標本を生成するためにモジュロ2加算される、コードのジェネレータ・アレイのそれぞれの追加の行に対する乗数を構成する6個の係数に関して示される。従って、例えば表題「12」の下に1は、コセット標本の中に包含するために、追加の行 $(X_1 * X_2)$ が1で乗算されることを示し、0は、それが0で乗算されることを示す(すなわち有利に省かれる)。

【0076】

【表1】

12	13	14	23	24	34
1	0	0	1	0	0
1	0	0	0	1	0
0	1	0	1	0	0
0	0	1	0	1	0
0	1	0	0	0	1
0	0	1	0	0	1
1	1	0	0	0	0
1	0	1	0	0	0
0	1	1	0	0	0
0	0	0	1	0	1
0	0	0	0	1	1
0	0	0	1	1	0
1	0	1	1	0	0
1	1	0	0	1	0
0	1	1	1	0	0
0	1	1	0	1	0
1	1	0	0	0	1

12	13	14	23	24	34
1	0	1	0	0	1
0	1	0	1	1	0
0	0	1	1	1	0
1	0	0	1	0	1
1	0	0	0	1	1
0	0	1	1	0	1
0	1	0	0	1	1
1	0	0	1	1	0
0	1	0	1	0	1
0	0	1	0	1	1
1	1	1	0	0	0
1	0	1	1	1	0
1	1	0	1	1	0
0	1	1	1	0	1
0	1	1	0	1	1
1	1	0	1	0	1

12	13	14	23	24	34
1	1	1	0	1	0
1	1	1	1	0	0
1	1	1	0	0	1
0	1	0	1	1	1
0	0	1	1	1	1
1	0	0	1	1	1
1	0	1	1	0	1
1	1	0	0	1	1
0	1	1	1	1	0
1	0	1	1	1	1
1	1	0	1	1	1
0	1	1	1	1	1
1	1	1	0	1	1
1	1	1	1	0	1
1	1	1	1	1	0

【0077】これらのコセット標本の任意のものを基本コードと結合することによってコードワードが得られるコードは、以下の特性をもつ。

- コードの最小ハミング距離は、 $4(2^{m-2})$ である。
- これらのコードワードに従って変調されるマルチキャリア信号は、わずか6dBのPMEPRをもつ。
- そのようなコードのためのハミング距離に基づく復号器は、解析的手法を使用して演算することができ、例えば組合わせ論理を少なくとも一部で使用して実現することができる。
- 許容できるデータ転送レートを達成できるようにする利用可能なコードワードがある。

【0078】図8は、10ビットのデータワードを、この発明に従って選択される16ビットのコードワードとして符号化するための10B/16B符号器100を示している。この符号器は、(行係数 a_1, a_2, a_3, a_4 および a' として処理される)入力データワードの最下位の5ビットに、16ビットの生成マトリクス行 X_4, X_3, X_2, X_1 および X' のそれぞれを乗じる5つの2進乗算器102ないし110を含む。入力データワードの最上位5ビットは、選択器112に供給され、選択器112は、それらの5ビットの結合された値に従って、可能な32のコセット標本値の1つを選択する。図8に示される例で、表1に挙げられる可能な49個のコセット標本のうちの最初の32個が、選択器112で使用するために(任意に)選ばれている。従って、例えば第1のコセット標本は、追加の行 $(X_1 * X_2)$ と $(X_2 * X_3)$ のモジュロ2加算すなわち $(0000\ 0000\ 0000\ 1111) \oplus (0000\ 0011\ 0000\ 0011) = (0000\ 0011\ 0000\ 1100)$ を含み、5ビット選択器の入力値00000に任意に割り当てられる。入力値11111に任意に割り当てられる選択器112内の最後のコセット標本は、追加の行 $(X_1 * X_3), (X_1 * X_4), (X_2 * X_4)$ および $(X_3 * X_4)$ のモジュロ2加算、すなわち $(0000\ 0000\ 0011\ 0011) \oplus (0000\ 0101\ 0101) \oplus (0000\ 0101\ 0000\ 0101) \oplus (0001\ 0001\ 0001\ 0001) = (0001\ 0100\ 0111\ 0010)$ を含む。

【0079】5つの2進乗算器102ないし110および選択器112の出力は、ビットに関する排他的論理和回路114によって結合され、16ビットのコードワードを生成する。

【0080】このコードワードは、受信後、多様な方法で復号することができる。例えばそれは、長さ16、RM(2,4)、2次のReed-Mullerコードの中のコードワードとして処理され、そのようなコードワードのための既知の手法を使用して復号されることができる。あるいは、J. H. ConwayおよびN. J. A. Sloaneによる「Soft decoding techniques for codes and lattices, including the Golay code and the Leech lattice」(IEEE Trans. Inform. Theory, 1986年, vol. IT-32, no. 1, pp. 41-50)に記述される「Supercode」復号方法を使用してもよい。上で参照した特許出願明細書の中に、その他の復号器が記述されている。

【0081】 $m \geq 3$ である長さ 2^m ビットの2進コードの一般的なケースで、 2^{m-1} の式の最初の組は、以下の形で構築される。

【0082】

【数18】

$$(X_1 * X_2) \oplus (X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus (X_{m-2} * X_{m-1}) \oplus v_1(X_1 * X_m) \oplus v_2(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus v_{m-1}(X_{m-1} * X_m)$$

【0083】上式で、 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} は、0または1の値をもつ係数であり、添え字の置換および異なる式の識別が、先に述べたように実施され、(例えば図8に示すものと同様の符号器の選択器内にコセット標本のいくつかま

たは全部を取り入れるとにより、)符号化するときを使用することができるコセット標本の1組を規定する。多様なコードワード長について(パラメータ m に関して)、このプロシージャによって識別されるコセットの数およ

びコードワードの総数は、以下の通りである。

【0084】

【表2】

m	コセット	コードワードの数
3	7	112
4	49	1568
5	552	35328
6	7800	998400
7	126360	32348160

【0085】32またはそれ以上のビットのワード長($m \geq 5$)に適用できるこの手法の修正は、異ならない式を見つけて捨てるために式の拡張された組を調べる必要なく、これらのコセットの大きい部分組を識別することを可能にする。言い換えると、この修正される手法は、本質的に異なる式の拡張された組を生成するように保証することができる。このために、

一係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の値の組合わせは、形式 $v_1 v_2 v_3 \dots v_{m-2} v_{m-1}$ の2進ワードが、少なくとも4のハミング重みをもつような組合わせに制限される。

一 X_1 ないし X_m の添え字の置換は、添え字 $m-1$ が置換される値より小さい値に添え字1が置換される(すなわち $\pi(1) < \pi(m-1)$)という条件を満足する。

【0086】上記で与えられた形であるが、係数の組合わせのこの制限された組をもつ式の最初の組の構築、およびそれぞれの式の中の行識別子の添え字の置換の制限された組の利用は、直接的に、必要とされるコセット標

$$\sum_{i=0}^{\lfloor (m-3)/2 \rfloor} v_{i+1} 2^i < \sum_{i=0}^{\lfloor (m-3)/2 \rfloor} v_{m-1-i} 2^i$$

【0091】上記で与えられる形であるが、この制限された係数の組合わせの組をもつ式から最初の組を構築し、それぞれの式の中の行識別子の添え字の可能な全ての置換を利用することによって、必要とされるコセット標本の部分組を規定する異なる式の最終的な組を直接与える。基本コードをこの部分組の中の任意のコセット標本と結合することによって生成されるコードワードは、多くとも6dBのPMEPRしかもらさない。 $m \geq 7$ のとき、少なくとも $m! \cdot 2^{m-4}$ のコセット標本が、このプロシージャ

$$2(X_1 * X_2) \oplus 2(X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus 2(X_{m-2} * X_{m-1}) \oplus 2v_1(X_1 * X_m) \oplus 2v_2(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus 2v_{m-1}(X_{m-1} * X_m)$$

【0094】上式で、 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} は、0または1の値をもつ係数であり、+を○で囲んだ記号は、シンボルに関するモジュロ4加算を示す。この最初の組は、それぞれの式の中の行識別子 $X_1, X_2, X_3, \dots, X_m$ の添え字の可能な全ての置換を利用することによって拡張される。必要とされるコセット標本の組を規定する式の最終的な組は、2進のケースで上述したように、拡張される組の中の異なる式を識別することによって生成される。コセッ

本の部分組を規定する異なる式の最終的な組を与える。基本コードを、この部分組の中の任意のコセット標本と結合することによって生成されるコードワードは、多くとも6dBのPMEPRしかもらさない。以下の数のコセット標本が、このプロシージャによって識別される。

【0087】

【数19】

$$\frac{m!}{2} \left[2^{m-1} - \binom{m-1}{3} - \binom{m-1}{2} - m \right]$$

【0088】具体的には、 $m \geq 8$ のとき、少なくとも $m! \cdot 2^{m-3}$ のコセット標本が、このプロシージャによって識別される。

【0089】64ビットまたはそれ以上のワード長($m \geq 6$)について適用できる代替の修正によって、再び異なる式を見つけて捨てるために式の拡張された組を調べる必要なく、また置換 π についての制約もなく、コセットの一層小さい部分組を識別することができる。このために、係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の値の組合わせは、 $v_1 v_2 v_3 \dots v_{m-2} v_{m-1}$ の形の2進ワードが次の2つの特性をもつような組合わせに制限される。特性の1つは、それぞれのワード $v_1 v_2 v_3 \dots v_{m-2} v_{m-1}$ が、少なくとも4のハミング重みをもつことであり、もう1つは、以下の通りである。

【0090】

【数20】

によって識別される。

【0092】同様の手法を使用して、4進コセット、および既知の最大PMEPRをもたらす一層高い位数のコードワードを識別することができる。 $m \geq 3$ で長さ 2^m の4進コードについて、 2^{m-1} 個の式の最初の組は、以下の形から構築される。

【0093】

【数21】

ト標本のこの組の要素は、図8に示されるような符号器の選択器の中で使用することができるが、4進の値を用いた操作のために修正される。従って、コセット標本は、0または2の可能な値をもつシンボルを含む。それぞれの生成マトリクス行 $X_1, X_2, X_3, \dots, X_m$ および X' に、(例えば入力2進ワードのそれぞれのビット対の値を表す)4進の値を乗じる。乗算器によって与えられる積は、シンボルに関するモジュロ4加算によって、コセット標本

と結合される。

【0095】これらコセット標本の任意のものを4進基本コードと結合することによってコードワードが得られる4進コードは、以下の特性をもつ。

—コードの最小ハミング距離は 2^{m-2} であり、その最小リ一距離は 2^{m-1} である。

—これらのコードワードに従って変調されるマルチキャリア信号は、わずか6dBのPMEPRをもつ。

—そのようなコードのために使用する復号器は、解析的手法を使用して演算することができ、例えば組合わせ論理を少なくとも一部に使用して実現することができる。

—許容できるデータ転送レートが達成されるようにするために利用可能なコードワードがある。

【0096】多様なコードワード長について(パラメータ m に関して)、このプロシージャによって識別されるコセットの数および4進コードワードの総数は、以下の通りである。

【0097】

【表3】

m	コセット	コードワードの数
3	7	1792
4	49	50176
5	552	2260992
6	7800	127795200
7	126360	8281128960

【0098】2進のケースのように、32またはそれ以上のシンボルのワード長($m \geq 5$)の場合、異ならない式を見つけて捨てるために式の拡張された組を調べる必要なく、これらのコセットの大きい部分組を識別することができる。これは、2進のケースで上述したと同様に、係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の値および添え字の置換の組合わせを制限することによって達成される。以下に示される数

$$2(X_1 * X_2) \oplus 2(X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus 2(X_{m-2} * X_{m-1}) \oplus v_1(X_1 * X_m) \oplus v_2(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus v_{m-1}(X_{m-1} * X_m)$$

【0104】この最初の組は、それぞれの式の中の見識別子 $X_1, X_2, X_3, \dots, X_m$ の添え字の可能な全ての置換を利用することによって拡張される。必要とされるコセット標本の組を規定する式の最終的な組は、2進のケースで上述したように、拡張された組の中の異なる式を識別することによって生成される。多様なコードワード長について(パラメータ m に関する)、この修正を用いて得られるコセットの数および4進コードワードの総数は、次の通りである。

【0105】

【表4】

のコセット標本が、このプロシージャによって識別される。

【0099】

【数22】

$$\frac{m!}{2} [2^{m-1} - \left\{ \frac{m-1}{3} \right\} - \left\{ \frac{m-1}{2} \right\} - m]$$

【0100】具体的には、 $m \geq 8$ のとき、少なくとも $m! \cdot 2^{m-3}$ のコセット標本が、このプロシージャによって識別される。4進基本コードを、部分組の中の任意のコセット標本と結合することによって生成されるコードワードは、多くとも6dBのPMEPRしかもたらさない。

【0101】64またはそれより多いシンボルのワード長($m \geq 6$)の場合、再び異なる式を見つけて捨てるために式の拡張された組を調べる必要なく、置換 π についての制約もなく、コセットの一層小さい部分組を識別することができる。これは、 $v_1 v_2 v_3 \dots v_{m-2} v_{m-1}$ の形の2進ワードが、係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の値の組合わせを、上述した2進のケースの代替の修正について指定された2つの特性をもつような組合わせに制限することによって達成される。 $m \geq 7$ の場合、少なくとも $m! \cdot 2^{m-4}$ の異なるコセット標本が、このプロシージャによって識別され、4進基本コードを部分組の中の任意のコセット標本と結合することによって生成されるコードワードは、多くとも6dBのPMEPRしか与えない。

【0102】 $m \geq 3$ の場合の長さ 2^m の4進コードワードについて、更なる修正が可能である。その修正は、係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} に4つの値0, 1, 2または3のいずれかの値をもたせ、(それぞれの係数の前の2の乗数を用いずに)最初の組の中の式の形を次のように修正することによって実現される。

【0103】

【数23】

m	コセット	コードワードの数
3	37	9472
4	661	676864
5	14472	59277312
6	360600	5908070400
7	≥ 1290240	≥ 84557168640

【0106】この場合、一層多くのコセットが利用可能であり、従って一層高いデータ転送レートのための潜在能力があることが分かる。4進基本コードを、この修正されたプロシージャによって識別される任意のコセット標本と結合することによって生成されるコードワードは、多くとも6dBのPMEPRしかもたらさない。しかし、この修正の場合の最小リ一距離は、 2^{m-2} に低減される。

【0107】追加の修正は、見識別子の添え字を置換し

た後に異なることが保証される式の拡張された組を生成する。追加の修正は、以下によって実現される。

一係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の値について、それらの少なくとも2つが0および2以外の値をもつように制限する。

一項 X_1 から X_m までの添え字の置換について、添え字 $m-1$ が置換される値よりも小さい値に添え字1が置換されるという条件(すなわち $\pi(1) < \pi(m-1)$)を満足するように制限する。

【0108】 $m \geq 3$ の場合、少なくとも $m! \cdot 2^{2m-5}$ の異なるコセット標本が、この方法を用いて得られる。

【0109】代替の修正は、係数 v_1 および v_{m-1} の値をそ

$$4(X_1 * X_2) \oplus 4(X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus 4(X_{m-2} * X_{m-1}) \oplus 2v_1(X_1 * X_m) \oplus 2v_2(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus 2v_{m-1}(X_{m-1} * X_m)$$

【0112】上式で、 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} は、0、1、2または3の値をもつ係数であり、+を○で囲んだ記号は、シンボルに関するモジュロ8加算を示す。この最初の組は、それぞれの式の中の行識別子 $X_1, X_2, X_3, \dots, X_m$ の添え字の可能な全ての置換を適用することによって拡張される。必要とされるコセット標本の組を規定する、式の最終的な組は、2進のケースで上述したように、拡張された組の中の異なる式を識別することによって生成される。コセット標本のこの組の要素は、図8に示されるような符号器の選択器内で使用されるが、8進の値を使って演算するために修正することができる。従ってコセット標本は、0、2、4または6の可能な値をもつシンボルを含む。それぞれの生成マトリクス行 $X_1, X_2, X_3, \dots, X_m$ および X' に、(例えば入力2進ワードのビットの個々のトリプレットの値を表す)8進の値を乗ずる。乗算器によって与えられる積は、シンボルに関するモジュロ8加算によって、選択されたコセット標本と結合される。

【0113】これらコセット標本を基本コードと結合することによって得られる8進コードワードは、以下の特性をもつ。

一コードの最小ハミング距離は 2^{m-2} であり、その最小リ一距離は 2^{m-1} である。

一これらコードワードに従って変調されるマルチキャリア信号は、わずか6dBのPMEPRしかもたない。

一そのようなコードの使用に供される復号器は、解析的手法を使用して演算することができ、例えば、組合わせ論理を少なくとも一部に使用して実現することができる。

一許容できるデータ転送レートの達成を可能にする利用可能なコードワードがある。一般に、 $m \geq 3$ のとき、このプロシージャは、少なくとも $m! \cdot 2^{2m-5}$ の異なるコセット標本を識別する。

【0114】多様なコードワード長について(パラメータ m に関する)、コセットの数および8進コードワードの

$$4(X_1 * X_2) \oplus 4(X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus 4(X_{m-2} * X_{m-1}) \oplus v_1(X_1 * X_m) \oplus v_2(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus v_{m-1}(X_{m-1} * X_m)$$

【0121】この最初の組は、それぞれの式の中の行識別子 $X_1, X_2, X_3, \dots, X_m$ の添え字の可能な全ての置換を適用

れぞれ1および3に固定し、他の係数を0ないし3の任意の値にすることにより、行識別子の添え字を置換 π について制約なく置換した後に異なることが保証される式の一層小さい拡張された組を生成する。 $m \geq 3$ の場合、少なくとも $m! \cdot 2^{2m-6}$ の異なるコセット標本が、この方法を用いて得られる。

【0110】 $m \geq 3$ の長さ 2^m の8進コードの場合、 4^{m-1} の式の最初の組は、以下の形式から構築される。

【0111】

【数24】

総数は、以下の通りである。

【0115】

【表5】

m	コセット	コードワードの数
3	37	151552
4	661	21659648
5	14472	3793747968
6	360600	756233011200
7	≥ 1290240	$> 2.16 \times 10^{13}$

【0116】修正は、以下の制限によって、行識別子の添え字を置換した後に異なることが保証される式の拡張された組を生成する。

一係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の値の少なくとも2つが、0および2以外の値をもつように、それら係数の値を制限する。

一添え字 $m-1$ が置換される値よりも小さい値に添え字1が置換されるという条件(すなわち $\pi(1) < \pi(m-1)$)を満足するように、項 X_1 ないし X_m の添え字の置換を制限する。

【0117】 $m \geq 3$ の場合、少なくとも $m! \cdot 2^{2m-5}$ の異なるコセット標本が、この方法を用いて得られる。

【0118】代替の修正は、係数 v_1 および v_{m-1} の値をそれぞれ1および3に固定し、他の係数に0から3までの任意の値をもたせることによって、行識別子の添え字を置換 π の制約なく置換した後に異なることが保証される式の拡張された一層小さい組を生成する。 $m \geq 3$ の場合、少なくとも $m! \cdot 2^{2m-6}$ の異なるコセット標本が、この方法を用いて得られる。

【0119】 $m \geq 3$ で長さ 2^m の8進コードワードについて、別の修正は、係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} に0ないし7の8つの値の任意の値をもたせ、最初の組の中の式の形を以下のように(すなわちそれぞれの係数の前に2の乗数を用いずに)修正することによって実現することができる。

【0120】

【数25】

することによって拡張される。必要とされるコセット標本の組を規定する式の最終的な組は、2進のケースで上

述したように、拡張された組の中の異なる式を識別することによって生成される。多様なコードワード長について(パラメータ m に関して)、この修正によって得られるコセットの数および8進コードワードの総数は、以下の通りである。

【0122】

【表6】

m	コセット	コードワードの数
3	169	692224
4	5917	193888256
5	243912	63940067328
6	$> 5.52 \times 10^6$	$> 1.15 \times 10^{13}$
7	$> 3.09 \times 10^8$	$> 5.19 \times 10^{15}$

【0123】この場合一層多くのコセットが利用可能であり、それゆえ一層高いデータ転送レートの潜在能力があることが分かる。8進基本コードを、この修正されたプロシージャによって識別される任意のコセット標本と結合することによって生成されるコードワードは、多くとも6dBのPMEPRしかもたらさない。しかし、この修正による最小リー距離は、 2^{m-2} に低減される。

【0124】追加の修正は、以下の制限によって、行識別子の添え字を置換した後に異なることが保証される式の拡張された組を生成する。

一係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の値の少なくとも2つが、0および4

$$(q/2)(X_1 * X_2) \oplus (q/2)(X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus (q/2)(X_{m-2} * X_{m-1}) \\ \oplus v_1(X_1 * X_m) \oplus v_2(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus v_{m-1}(X_{m-1} * X_m)$$

【0131】上式で、 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} は、0ないし $q-1$ の値をもつ係数であり、+を○で囲んだ記号は、シンボルに関するモジュロ q 加算を示す。式が以下の形をもつ場合、コードの最小リー距離は、 2^{m-1} に増大されるが、4

$$(q/2)(X_1 * X_2) \oplus (q/2)(X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus (q/2)(X_{m-2} * X_{m-1}) \\ \oplus 2v_1(X_1 * X_m) \oplus 2v_2(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus 2v_{m-1}(X_{m-1} * X_m)$$

上式で、 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} は、0から $(q/2)-1$ までの値をもつ係数である。

【0133】より一般的に、コセット標本の大きい組は、 $m \geq 3$ のとき、それぞれのシンボルが実現可能な q の値をもつ 2^m 個のシンボルを含むコードについて識別することができ、そのコードに関するPMEPRは、 $1 \leq p \leq m-2$ である任意の固定の整数 p について多くとも 2^{p+1} であることが保証される。このために、係数の p 組は次のように規定される。

【0134】

【数29】

$$(v_1, 1, v_1, 2, \dots, v_1, m-p)$$

以外の値をもつように、それら係数の値を制限する。

一添え字 $m-1$ が置換される値よりも小さい値に添え字1が置換されるという条件(すなわち $\pi(1) < \pi(m-1)$)を満たすように、項 X_1 ないし X_m の添え字の置換を制限する。

【0125】 $m \geq 3$ の場合、少なくとも $18 \cdot m! \cdot 8^{m-3}$ の異なるコセット標本が、この方法によって得られる。

【0126】代替の修正は、係数 v_1 および v_{m-1} の値を、以下の値の順序対の任意の1つになるように選ぶことにより、行識別子の添え字を置換 π の制約なく置換した後に異なることが保証される式の拡張された組を生成する。 v_1 の値が、最初に与えられている。

【0127】

【数26】1,2; 1,3; 1,5; 1,6; 1,7; 2,3; 2,5; 2,6; 2,7; 3,5; 3,6; 3,7; 5,6; 5,7; 6,7

【0128】他の係数は、0から7までの任意の値をもつことができる。 $m \geq 3$ の場合、少なくとも $15 \cdot m! \cdot 8^{m-3}$ の異なるコセット標本が、この方法によって得られる。

【0129】わずか6dBのPMEPRしかもたらさないコードワードを規定するコセットを識別するためのこれらの技法は、 q が偶数である一層高い位数のコードに拡張することができる。最初の組の中の式が以下の形をもつ場合、コードの最小リー距離は 2^{m-2} であり、 q の任意の偶数の値が使用可能である。

【0130】

【数27】

で割り切れる q の値のみが、使用可能である。

【0132】

【数28】

$$(v_2, 1, v_2, 2, \dots, v_2, m-p)$$

...

$$(v_p, 1, v_p, 2, \dots, v_p, m-p)$$

【0135】上式で、それぞれの係数は、0から $q-1$ までの整数値でありうる。 $1 \leq i < j \leq p$ のときの異なる $p(p-1)/2$ の係数 $w_{i,j}$ は、それぞれの $w_{i,j}$ が、0から $q-1$ までの整数値をもつことができるところで規定される。係数 $v_{i,j}$ および $w_{i,j}$ の最初の選択について、式は、以下の形から構築される。

【0136】

【数30】

$$\begin{aligned}
& (q/2)(X_1 * X_2) \oplus (q/2)(X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus (q/2)(X_{m-p-1} * X_{m-p}) \\
& \oplus v_{1,1}(X_1 * X_{m-p+1}) \oplus v_{1,2}(X_2 * X_{m-p+1}) \oplus \dots \oplus v_{1,m-p}(X_{m-p} * X_{m-p+1}) \\
& \oplus v_{2,1}(X_1 * X_{m-p+2}) \oplus v_{2,2}(X_2 * X_{m-p+2}) \oplus \dots \oplus v_{2,m-p}(X_{m-p} * X_{m-p+2}) \\
& \dots \\
& \oplus v_{p,1}(X_1 * X_m) \oplus v_{p,2}(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus v_{p,m-p}(X_{m-p} * X_m) \\
& \oplus w_{1,2}(X_{m-p+1} * X_{m-p+2}) \\
& \oplus w_{1,3}(X_{m-p+1} * X_{m-p+3}) \oplus w_{2,3}(X_{m-p+2} * X_{m-p+3}) \\
& \oplus w_{1,4}(X_{m-p+1} * X_{m-p+4}) \oplus w_{2,4}(X_{m-p+2} * X_{m-p+4}) \oplus w_{3,4}(X_{m-p+3} * X_{m-p+4}) \\
& \dots \\
& \oplus w_{1,p}(X_{m-p+1} * X_m) \oplus w_{2,p}(X_{m-p+2} * X_m) \oplus \dots \oplus w_{p-1,p}(X_{m-1} * X_m)
\end{aligned}$$

【0137】上式で、+を○で囲んだ記号は、シンボルに関するモジュロq加算を示す。この形の更なる式は、係数 $v_{i,j}$ および $w_{i,j}$ の選択の残りの可能な組み合わせについて構築され、 $q^{P(m-p)+P(P-1)/2}$ の式の最初の組を得る。この最初の組は、それぞれの式の中の行識別子 $X_1, X_2, X_3, \dots, X_m$ の添え字の可能な全ての置換を適用することによって拡張される。必要とされるコセット標本の組を規定する最終的な組は、2進のケースについて上述したように、拡張される組の中の異なる式を識別することによって生成される。位数qの基本コードを、このプロシージャによって識別される任意のコセット標本と結合することによって生成されるコードワードの組は、 2^{m-2} の最小リー距離および 2^{m-2} の最小ハミング距離もつ。q ≥ 4 であって、qが4で割り切れる場合、更なる修

$$\sum_{j=1}^{m-p} v_{1,j} q^{j-1} < \sum_{j=1}^{m-p} v_{2,j} q^{j-1} < \dots < \sum_{j=1}^{m-p} v_{p,j} q^{j-1}$$

【0140】一係数 $w_{i,j}$ ($1 \leq i < j \leq p$)が値q/2をもつように制限する。

一添え字 $m-p$ が置換される値よりも小さい値に添え字1が置換される(すなわち $\pi(1) < \pi(m-p)$)という条件を満足するように、項 X_1 ないし X_m の添え字の置換を制限する。

【0141】q ≥ 4 で、qが4で割り切れる場合、さらに係数 $v_{i,j}$ および $w_{i,j}$ を、上で指定される範囲内の偶数の値をもつように制限することもできる。この場合、一層少ないコセットが識別されるが、結果として生ずるコードは、 2^{m-1} の最小リー距離をもつ。

【0142】4進コードの上記の説明は、0、1、2および3の可能な値をもつ4進シンボルについて記述された。例えば直交位相シフトキーイング(QPSK)変調による実際の伝送の場合、これらの値は、位相シフトの4つの異なる値に対応する。1つの可能性は、0°、90°、180°および270°($i = \sqrt{-1}$ であるところで、それぞれ複素ベ

正が実現可能であり、その中で、係数 $v_{i,j}$ および $w_{i,j}$ は、上で指定された範囲の偶数の値をもつように制限される。この場合一層小さいコセットが識別されるが、結果として生ずるコードは、 2^{m-1} の最小リー距離をもつ。

【0138】 $p \leq m-4$ の場合の別の修正は、以下の制限によって、行識別子の添え字を置換した後に異なることが保証される式の拡張された組を生成する。

一次式のように、およびそれぞれのワード $v_{i,1}v_{i,2} \dots v_{i,m-p-1}v_{i,m-p}$ が少なくとも4のハミング重みをもつように、係数 $v_{i,j}$ の値を制限する。

【0139】

【数31】

クトル $1, i, -1$ および $-i$ に等しい)の位相シフトである。しかし、位相シフトが、例えば45°、135°、225°および315°(それぞれ複素ベクトル $(1+i)/\sqrt{2}, (-1+i)/\sqrt{2}, (-1-i)/\sqrt{2}$ および $(1-i)/\sqrt{2}$ に等しい)である他の変形も可能である。この原則は、一層多くのシンボル値($q > 4$, 任意の偶数)をもつコードにも適用され、実際に他のアプリケーションの中で、シンボル値は、任意のq個の識別可能な信号変調によって表すことができる。それらの振幅は、等しい必要はなく、位相シフトキーイングの場合、隣り合う対の間の位相の違いは、全て等しい必要はない。

【0143】上で定められたコードの中のコードワードは、受信された信号を用いて回路操作のタイミングの同期化を確立するための有用な特性も有する。従って、上述したようなこれらのコードを復号するための回路を使用して、受信されたデータの中の同期化シーケンスを識

別することもでき、それによって回路の実現の経済性を提供する。またこれらのコードは、COFDM以外の手法による通信について有利な特性をもつことも考えられる。従って、例えばそれらは、コード分割多重アクセス(CDMA)方法のためまたはアナログ通信経路上のデジタル・データのモデム伝送のためのコードとして使用することができる、本発明は例として次の実施態様を含む。

(1) 符号化直交周波数分割多重化(COFDM)方式のようなマルチキャリア周波数分割多重化方式を使用して

$$\begin{aligned} & ((2 \cdot 0 + 1)x2^m)/2^m \quad ((2 \cdot 1 + 1)x2^m)/2^m \quad \dots ((2 \cdot z + 1)x2^m)/2^m \quad \dots ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^m)/2^m \\ & ((2 \cdot 0 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1} \quad ((2 \cdot 1 + 1)x2^{m-1})/2^{m-1} \quad \dots ((2 \cdot z + 1)x2^{m-1})/2^{m-1} \quad \dots ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^{m-1})/2^{m-1} \\ & \dots \dots \dots \\ & ((2 \cdot 0 + 1)x2^y)/2^y \quad ((2 \cdot 1 + 1)x2^y)/2^y \quad \dots ((2 \cdot z + 1)x2^y)/2^y \quad \dots ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^y)/2^y \\ & \dots \dots \dots \\ & ((2 \cdot 0 + 1)x2^1)/2^1 \quad ((2 \cdot 1 + 1)x2^1)/2^1 \quad \dots ((2 \cdot z + 1)x2^1)/2^1 \quad \dots ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^1)/2^1 \\ & ((2 \cdot 0 + 1)x2^0)/2^0 \quad ((2 \cdot 1 + 1)x2^0)/2^0 \quad \dots ((2 \cdot z + 1)x2^0)/2^0 \quad \dots ((2 \cdot (2^m - 1) + 1)x2^0)/2^0 \end{aligned}$$

【0145】の生成マトリクスをもつコードの線形サブコードのコセットの1つまたは複数の組から完全なコセットの単位で選択されるコードワードに従って符号化され、上式で、 z は、0ないし 2^{m-1} の整数値であり、 y は、 m ないし0の整数値であり、 x は、 $(m+1)$ ビット2進数とし

$$\begin{aligned} & (q/2)(X_1 * X_2) \oplus (q/2)(X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus (q/2)(X_{m-p+1} * X_{m-p}) \\ & \oplus v_{1,1}(X_1 * X_{m-p+1}) \oplus v_{1,2}(X_2 * X_{m-p+1}) \oplus \dots \oplus v_{1,m-p}(X_{m-p} * X_{m-p+1}) \\ & \oplus v_{2,1}(X_1 * X_{m-p+2}) \oplus v_{2,2}(X_2 * X_{m-p+2}) \oplus \dots \oplus v_{2,m-p}(X_{m-p} * X_{m-p+2}) \\ & \dots \dots \dots \\ & \oplus v_{p,1}(X_1 * X_m) \oplus v_{p,2}(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus v_{p,m-p}(X_{m-p} * X_m) \\ & \oplus w_{1,2}(X_{m-p+1} * X_{m-p+2}) \\ & \oplus w_{1,3}(X_{m-p+1} * X_{m-p+3}) \oplus w_{2,3}(X_{m-p+2} * X_{m-p+3}) \\ & \oplus w_{1,4}(X_{m-p+1} * X_{m-p+4}) \oplus w_{2,4}(X_{m-p+2} * X_{m-p+4}) \oplus w_{3,4}(X_{m-p+3} * X_{m-p+4}) \\ & \dots \dots \dots \\ & \oplus w_{1,p}(X_{m-p+1} * X_m) \oplus w_{2,p}(X_{m-p+2} * X_m) \oplus \dots \oplus w_{p-1,p}(X_{m-1} * X_m) \end{aligned}$$

【0147】の形、または上式から項 X_1 ないし X_m の添字の置換によって導かれる形であり、上式で、 X_1 ないし X_m は、上記生成マトリクスの中の最初の m 行の行ラベルであり、形式 $v_{p,m-p}(X_{m-p} * X_m)$ の項は、 X_{m-p} および X_m のような行のシンボルに関する乗算の後、そのワードと $v_{p,m-p}$ のようなそれぞれの係数をシンボルに関してモジュロ q 乗算することによって導かれる1ワードを示し、+を \odot で囲んだ記号は、ワードのシンボルに関するモジュロ q 加算を示し、係数 $v_{i,j}(1 \leq i \leq p$ および $1 \leq j \leq m-p)$ および係数 $w_{i,j}(1 \leq i < j \leq p)$ は、0から $q-1$ までの範囲から選択された整数値である方法。

データを伝送するために、データワードを、それぞれが実現可能な q 個の異なる値(q は1より大きい偶数)を有する 2^m シンボル($m \geq 3$)のコードワードとして符号化する方法であって、上記データワードは、上記伝送のピーク対平均値包絡線電力比が、任意の固定の整数 $p(1 \leq p \leq m-2)$ について所定の閾値 2^{p+1} より大きくならないように、それらの値および、

【0144】

【数32】

て表される要素のビットに関する乗算を示し、除算の結果は、1ディジットとして表され、上記コセット組の中のコセットの全てのコセット標本は、

【0146】

【数33】

【0148】(2) m は、少なくとも4である、上記(1)に記載の方法。

【0149】(3) 上記 q は、4で割り切れ、上記係数 $v_{i,j}(1 \leq i \leq p$ および $1 \leq j \leq m-p)$ および上記係数 $w_{i,j}(1 \leq i < j \leq p)$ は、偶数であるように選択される、上記(1)または(2)に記載の方法。

【0150】(4) $p=1$ であり、上記コセットの組の中のコセットのすべてのコセット標本は、

【0151】

【数34】

$$(q/2)(X_1 * X_2) \oplus (q/2)(X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus (q/2)(X_{m-2} * X_{m-1}) \oplus v_1(X_1 * X_m) \oplus v_2(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus v_{m-1}(X_{m-1} * X_m)$$

の形である、上記(1)ないし(3)のいずれかに記載の方法。

【0152】(5) $q=2$ である、上記(4)に記載の方法。

【0153】(6) $p=1$ であり、上記コセットの組の中

$$(q/2)(X_1 * X_2) \oplus (q/2)(X_2 * X_3) \oplus \dots \oplus (q/2)(X_{m-2} * X_{m-1}) \\ \oplus 2v_1(X_1 * X_m) \oplus 2v_2(X_2 * X_m) \oplus \dots \oplus 2v_{m-1}(X_{m-1} * X_m)$$

の形であり、上式で、 $v_1=v_{1,1}/2, v_2=v_{1,2}, \dots, v_{m-1}=v_{1,m-1}/2$ は、0ないし $(q/2)-1$ の範囲の値をもつ、上記(3)に記載の方法。

【0155】(7) $q=4$ である、上記(6)に記載の方法。

【0156】(8) $m \geq 5$ であり、係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の値の組合わせは、形式 $v_1 v_2 \dots v_{m-2} v_{m-1}$ の2進ワードのそれぞれが、少なくとも4のハミング重みをもつという特性を有するような組合わせに制限され、項 X_1 ないし X_m の添え字の上記置換は、添え字 $m-1$ が置換される値より

$$\sum_{i=0}^{[(m-3)/2]} v_{i+1} 2^i < \sum_{i=0}^{[(m-3)/2]} v_{m-1-i} 2^i$$

であるような組合わせに制限される、上記(5)または(7)に記載の方法。

【0159】(10) $q \geq 4$ であり、係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の値の組合わせは、上記係数の少なくとも2つが0および $q/2$ 以外の値をもつような組合わせに制限され、項 X_1 ないし X_m の添え字の上記置換は、添え字 $m-1$ が置換される値よりも小さい値に添え字1が置換されるという条件を満たす、上記(4)に記載の方法。

【0160】(11) $q \geq 4$ であり、係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の値の組合わせは、係数 v_1 および v_{m-1} のどちらも、0または $q/2$ の値をもたないような組合わせに制限され、係数 v_1 は、常に係数 v_{m-1} より小さくなるように選ばれる、上記(4)に記載の方法。

【0161】(12) $q \geq 8$ であり、係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の

$$\sum_{j=1}^{m-p} v_{1,j} q^{j-1} < \sum_{j=1}^{m-p} v_{2,j} q^{j-1} < \dots < \sum_{j=1}^{m-p} v_{p,j} q^{j-1}$$

【0165】が成り立ち、それぞれのワード $v_{i,1} v_{i,2} \dots v_{i,m-p-1} v_{i,m-p}$ は、少なくとも4のハミング重みをもち、 $1 \leq i < j \leq p$ である係数 $w_{i,j}$ は、値 $q/2$ をもち、項 X_1 ないし X_m の添え字の上記置換は、添え字 $m-p$ が置換される値よりも小さい値に添え字1が置換されるという条件を満たす、上記(1)、(2)または(3)のいずれかに記載の方法。

【0166】

【発明の効果】本発明によると、マルチキャリア周波数

のコセットのすべてのコセット標本は、

【0154】

【数35】

も小さい値に添え字1が置換されるという条件を満たす、上記(5)または(7)に記載の方法。

【0157】(9) $m \geq 6$ であり、係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の値の組合わせは、形式 $v_1 v_2 \dots v_{m-2} v_{m-1}$ の2進ワードが、2つの特性すなわち、それぞれのワード $v_1 v_2 \dots v_{m-2} v_{m-1}$ は、少なくとも4のハミング重みをもち、

【0158】

【数36】

値の組合わせは、上記係数の少なくとも2つが0および $q/4$ 以外の値をもつような組合わせに制限され、項 X_1 ないし X_m の添え字の上記置換は、添え字 $m-1$ が置換される値よりも小さい値に添え字1が置換されるという条件を満たす、上記(6)に記載の方法。

【0162】(13) $q \geq 8$ であり、係数 v_1, v_2, \dots, v_{m-1} の値の組合わせは、係数 v_1 および v_{m-1} のどちらも0または $q/4$ の値をもたないような組合わせに制限され、係数 v_1 は、常に係数 v_{m-1} より小さくなるように選ばれる、上記(6)に記載の方法。

【0163】(14) $p \leq m-4$ であり、

【0164】

【数37】

分割多重化方式でデータを伝送するために、PMEPRに関する大規模な計算を必要とすることなく、所定の閾値より小さいPMEPRを与えるコードワードを生成することができる。

【図面の簡単な説明】

【図1】基地局と移动通信装置の間の多重経路伝搬を示す図。

【図2】1つのシンボルの伝搬について多重経路伝搬の影響を示す概略図。

【図3】多重経路伝搬から生じるシンボル間干渉を示す概略図。

【図4】マルチキャリア周波数分割多重化の使用による、シンボル間干渉の低減を示す概略図。

【図5】COFDMシステム内で使用するための符号器および変調器を示す図。

【図6】図5の符号器および変調器を取り入れたCOFDMシステムのブロック概略図。

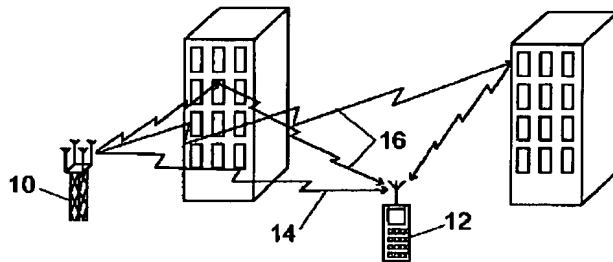
【図7】PMEPRの制限をもたない、COFDM信号波形の一般的な形を示す図。

【図8】10ビットのデータワードを16ビットのコードワードとして符号化するための符号器を示す図。

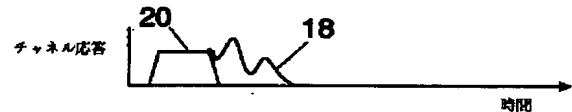
【符号の説明】

30	符号器
32	変調器
38	IFFT
42	直列-並列変換器
44	デジタル-アナログ変換器
50	アナログ-デジタル変換器
52	復調器/FFT
54	復号器
56	並列-直列変換器
102, 104, 106, 108, 110	乗算器
112	選択器

【図1】



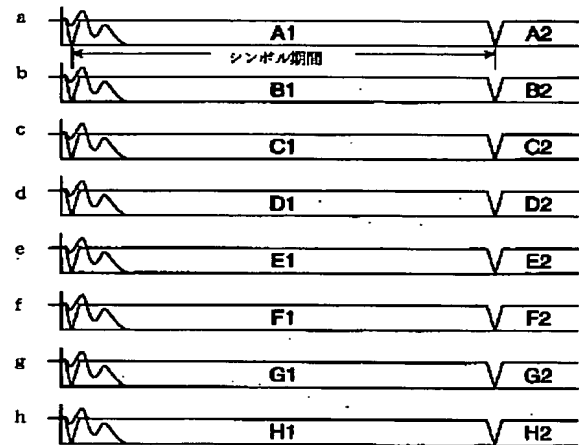
【図2】



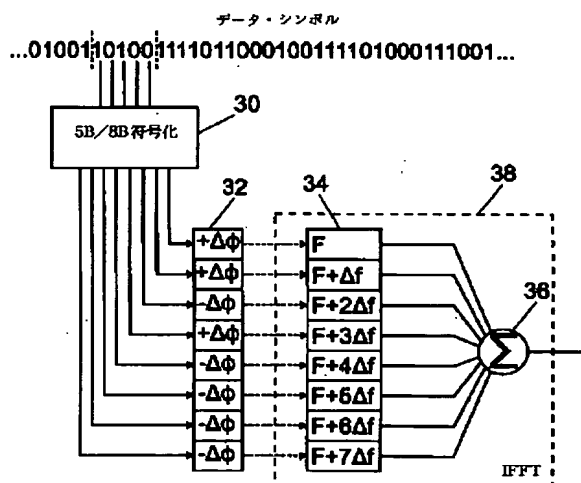
【図3】



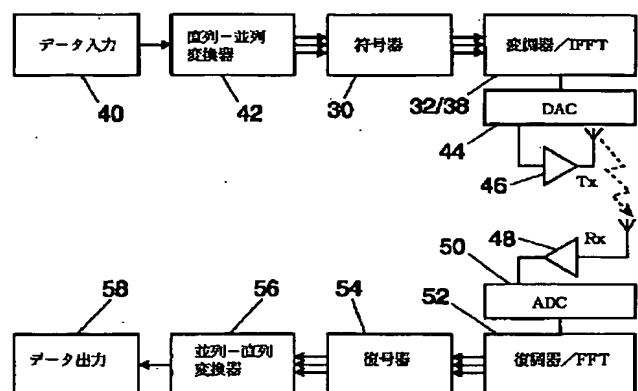
【図4】



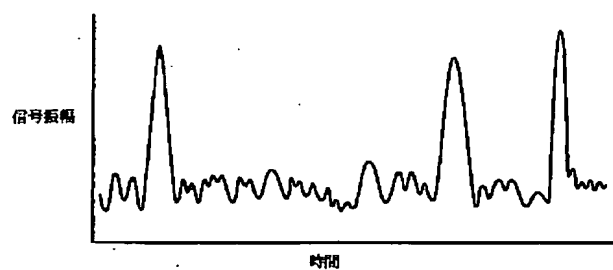
【図5】



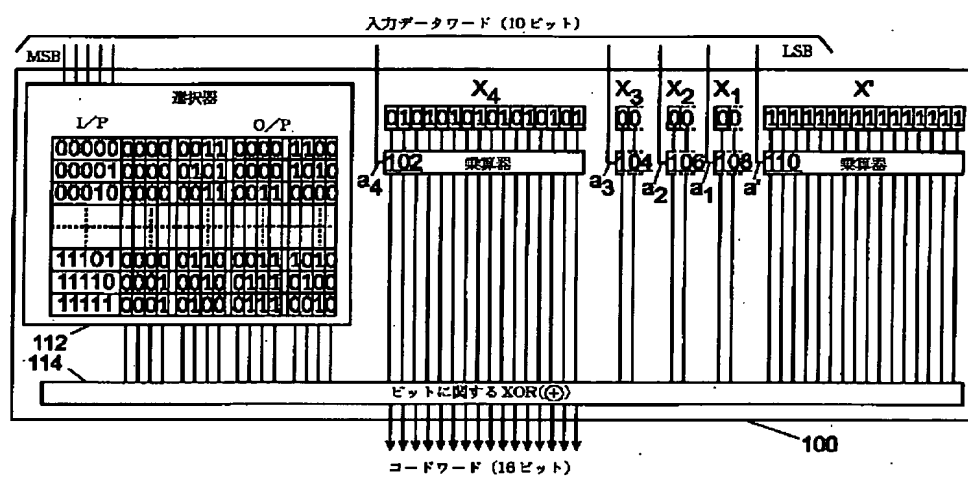
【図6】



【图 7】



【図 8】



**This Page is Inserted by IFW Indexing and Scanning
Operations and is not part of the Official Record**

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images include but are not limited to the items checked:

- ☐ BLACK BORDERS
- ☒ IMAGE CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES
- ☒ FADED TEXT OR DRAWING
- ☐ BLURRED OR ILLEGIBLE TEXT OR DRAWING
- ☐ SKEWED/SLANTED IMAGES
- ☐ COLOR OR BLACK AND WHITE PHOTOGRAPHS
- ☐ GRAY SCALE DOCUMENTS
- ☐ LINES OR MARKS ON ORIGINAL DOCUMENT
- ☐ REFERENCE(S) OR EXHIBIT(S) SUBMITTED ARE POOR QUALITY
- ☐ OTHER: _____

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

As rescanning these documents will not correct the image problems checked, please do not report these problems to the IFW Image Problem Mailbox.